Interface syntaxe–sémantique

Sémantique M1, L. Roussarie (2014)

1 Les modifieurs (e.g. adjectifs épithètes)

(1) $[\![\textit{tigre}]\!]^{\mathcal{M},w,g} = [\![\lambda x\, \textbf{tigre}(x)]\!]^{\mathcal{M},w,g}$ = l'ensemble de tous les tigres de w. $\langle \mathrm{e}, \mathrm{t}\rangle$
$[\![\textit{édenté}]\!]^{\mathcal{M},w,g} = [\![\lambda y\, \textbf{édenté}(y)]\!]^{\mathcal{M},w,g}$ = l'ensemble de tous les individus édentés de w. $\langle \mathrm{e}, \mathrm{t}\rangle$
$[\![\textit{tigre édenté}]\!]^{\mathcal{M},w,g} = [\![\lambda y[\textbf{tigre}(y) \wedge \textbf{édenté}(y)]]\!]^{\mathcal{M},w,g}$ $\langle \mathrm{e}, \mathrm{t}\rangle$

Problème de composition des types :

(2) a.

$$\begin{array}{ccc} & \mathrm{N}'\ \langle \mathrm{e}, \mathrm{t}\rangle & \\ \mathrm{N} & & \mathrm{AP} \\ | & & | \\ \text{tigre} & & \text{édenté} \\ \langle \mathrm{e}, \mathrm{t}\rangle & & \langle \mathrm{e}, \mathrm{t}\rangle \end{array}$$

AP doit se retrouver avec le type $\langle\langle \mathrm{e}, \mathrm{t}\rangle, \langle \mathrm{e}, \mathrm{t}\rangle\rangle$

Quand un adjectif est attribut (i.e. prédicatif) il est de type $\langle \mathrm{e}, \mathrm{t}\rangle$; quand il est épithète (i.e. modifieur de N) il passe au type $\langle\langle \mathrm{e}, \mathrm{t}\rangle, \langle \mathrm{e}, \mathrm{t}\rangle\rangle$:

(3) $[\![\textit{édenté}]\!]^{\mathcal{M},w,g} = [\![\lambda P \lambda y[[P(y)] \wedge \textbf{édenté}(y)]]\!]^{\mathcal{M},w,g}$

(4) *tigre édenté* $\leadsto [\lambda P \lambda y[[P(y)] \wedge \textbf{édenté}(y)](\lambda x\, \textbf{tigre}(x))] = \lambda y[[\lambda x\, \textbf{tigre}(x)(y)] \wedge \textbf{édenté}(y)]$
$= \lambda y[\textbf{tigre}(y) \wedge \textbf{édenté}(y)]$

Alternative : On n'est pas obligé de donner le type $\langle\langle \mathrm{e}, \mathrm{t}\rangle, \langle \mathrm{e}, \mathrm{t}\rangle\rangle$ aux adjectifs, on peut l'introduire par une règle d'interface syntaxe–sémantique spéciale :

$$\begin{array}{cccc} \mathrm{N}' & \rightarrow & \mathrm{N} & \mathrm{AP} \\ [\lambda P \lambda y[[P(y)] \wedge \alpha(y)](\beta)] & \leftarrow & \beta & \alpha \end{array}$$

(ici α est de type $\langle \mathrm{e}, \mathrm{t}\rangle$)

2 Analyse générale des DP

2.1 Tous les DP sont de type $\langle\langle \mathrm{e}, \mathrm{t}\rangle, \mathrm{t}\rangle$

Les DP dénotent des ensembles de propriétés extensionnelles[1].

(5) *Alice* $\leadsto \lambda P[P(\mathbf{a})]$
$[\![\lambda P[P(\mathbf{a})]]\!]^{\mathcal{M},w,g} \approx$ ensemble de tous les prédicats/propriétés qui s'appliquent à Alice.

(6) *Tous les enfants* $\leadsto \lambda P \forall x[\textbf{enfant}(x) \rightarrow [P(x)]]$
$[\![\lambda P \forall x[\textbf{enfant}(x) \rightarrow [P(x)]]]\!]^{\mathcal{M},w,g} \approx$ ensemble des propriétés qui s'appliquent à tous les enfants.

(7) *Un enfant* $\leadsto \lambda P \exists x[\textbf{enfant}(x) \wedge [P(x)]]$
$[\![\lambda P \exists x[\textbf{enfant}(x) \wedge [P(x)]]]\!]^{\mathcal{M},w,g} \approx$ ensemble des propriétés qui s'appliquent à un moins un enfant.

(8) *L'enfant* $\leadsto \lambda P\, [P(\iota x\, \textbf{enfant}(x))]$
$[\![\lambda P[P(\iota x\, \textbf{enfant}(x))]]\!]^{\mathcal{M},w,g} \approx$ ensemble des propriétés qui s'appliquent à l'unique enfant de w.

1. Techniquement ils dénotent des ensembles d'ensembles d'individus. Rappel : une propriété est l'intension d'un prédicat ; ici le terme de *propriété extensionnelle* fait référence à l'extension de prédicats.

Avant :

(9) $[\![[\lambda y\, \mathbf{dormir}(y)(\mathbf{a})]]\!]^{\mathcal{M},w,g} = 1$ ssi Alice fait partie de l'ensemble des dormeurs dans w.

Maintenant :

(10) $[\![[\lambda P[P(\mathbf{a})](\lambda y\, \mathbf{dormir}(y))]]\!]^{\mathcal{M},w,g} = 1$ ssi la propriété de dormir fait partie de l'ensemble des propriétés possédées par Alice dans w.

C'est sémantiquement équivalent (notamment par β-réduction). Mais à présent c'est le DP sujet qui est la fonction et le VP qui est l'argument :

$$\begin{array}{cccc} \mathrm{S} & \rightarrow & \mathrm{DP} & \mathrm{VP} \\ [\beta(\gamma)] & \leftarrow & \beta & \gamma \end{array}$$

2.2 Les déterminants

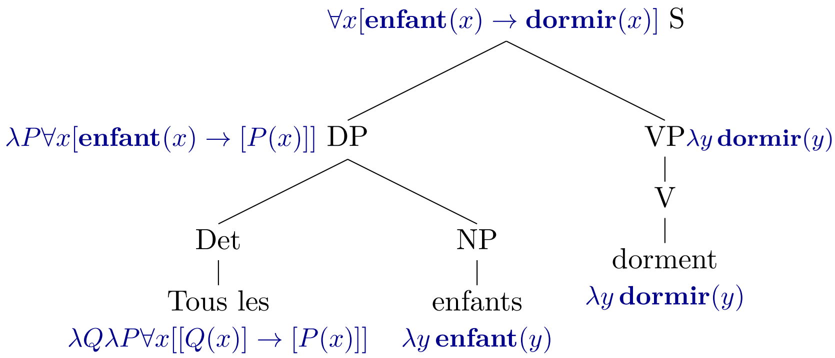
Ils sont de type $\langle\langle \mathrm{e,t}\rangle, \langle\langle \mathrm{e,t}\rangle, \mathrm{t}\rangle\rangle$: attendent un prédicat nominal (NP) et produisent un DP (de type $\langle\langle \mathrm{e,t}\rangle, \mathrm{t}\rangle$).

(11) *tous les* $\rightsquigarrow \lambda Q \lambda P \forall x[[Q(x)] \rightarrow [P(x)]]$; Q : argument NP P : argument VP
$[\![Q]\!]^{\mathcal{M},w,g} \subset [\![P]\!]^{\mathcal{M},w,g}$

(12) *un* $\rightsquigarrow \lambda Q \lambda P \exists x[[Q(x)] \wedge [P(x)]]$;
$[\![Q]\!]^{\mathcal{M},w,g} \cap [\![P]\!]^{\mathcal{M},w,g} \neq \varnothing$

(13) *le* $\rightsquigarrow \lambda Q \lambda P[P(\iota x[Q(x)])]$;
$[\![Q]\!]^{\mathcal{M},w,g}$ est un singleton et $[\![Q]\!]^{\mathcal{M},w,g} \subset [\![P]\!]^{\mathcal{M},w,g}$

Exemple :



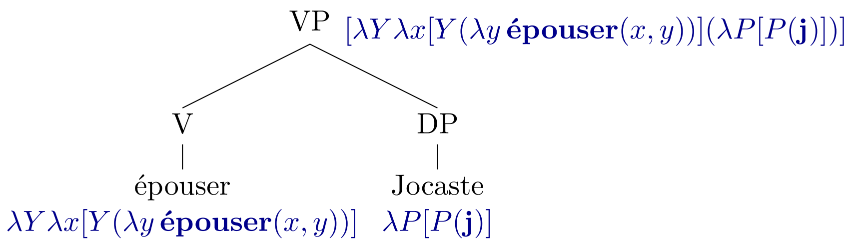
2.3 Les verbes transitifs

Les V transitifs ne peuvent plus (*a priori*) être de type $\langle \mathrm{e}, \langle \mathrm{e,t}\rangle\rangle$, car leur DP complément d'objet est de type $\langle\langle \mathrm{e,t}\rangle, \mathrm{t}\rangle$.

Ils doivent être de type $\langle\langle\langle \mathrm{e,t}\rangle, \mathrm{t}\rangle, \langle \mathrm{e,t}\rangle\rangle$.

(14) *épouser* $\rightsquigarrow \lambda Y \lambda x[Y(\lambda y\, \mathbf{épouser}(x,y))]$ Y de type $\langle\langle \mathrm{e,t}\rangle, \mathrm{t}\rangle$
dénote la fonction qui attend (la dénotation d')un DP (Y) et qui renvoie l'ensemble des individus (x) tels que la propriété d'être épousé par x (i.e. $\lambda y\, \mathbf{épouser}(x,y)$) est une propriété de Y. Autrement dit, c'est bien l'ensemble des x qui épousent Y.

(15)



$= \lambda x[\lambda P[P(\mathbf{j})](\lambda y\, \mathbf{épouser}(x,y))]$
$= \lambda x[\lambda y\, \mathbf{épouser}(x,y)(\mathbf{j})]$
$= \lambda x\, \mathbf{épouser}(x,\mathbf{j})$

2.4 Montée des quantificateurs

Les DP *peuvent* toujours subir un mouvement (invisible mais interprétable) vers le « sommet » de la phrase en s'adjoignant au nœud S (ou IP). Ils laissent une trace t_i avec laquelle il sont co-indicés. Les traces se traduisent par des variables portant le même indice.

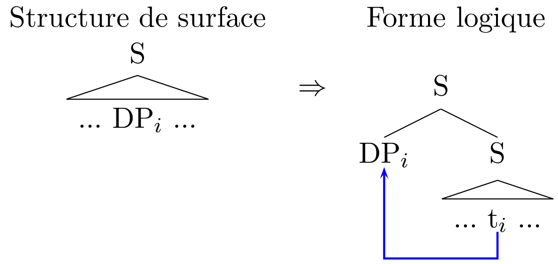
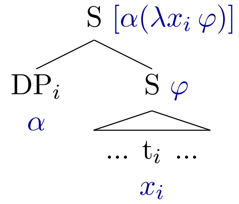
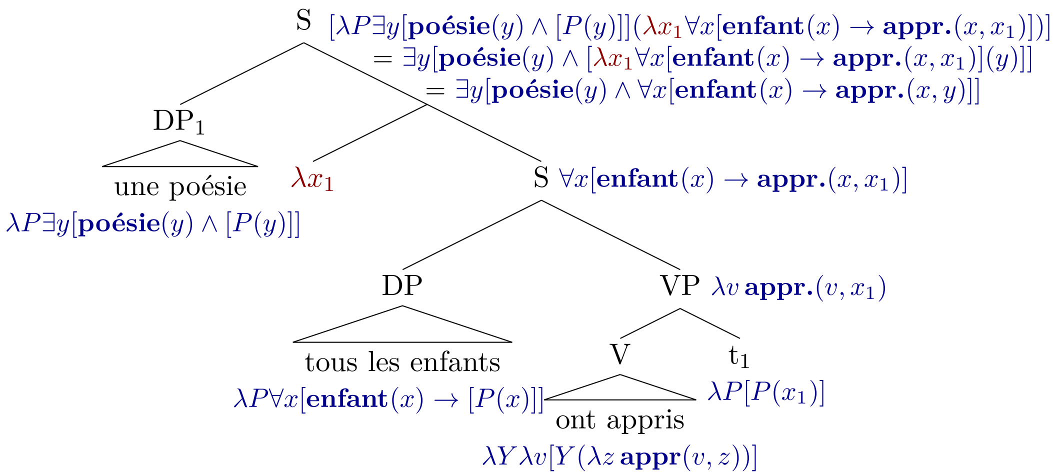


FIGURE 1 – Mouvement d'un DP

Interprétation des traces. Les DP déplacés s'interprètent normalement (étant de type $\langle\langle e, t\rangle, t\rangle$). L'important est de savoir interpréter les traces : ce sont des variables qui subissent une λ-abstraction au niveau du constituant hors duquel s'est effectué le mouvement du DP :



On ajoute un « λx_i » sur la traduction de S avant de la combiner à la traduction du DP.



2.5 De dicto vs. de re

Les verbes d'attitudes propositionnelles dénotent une relation entre une proposition φ ($\langle s, t\rangle$) et un individu x. Ils sont de type $\langle\langle s, t\rangle, \langle e, t\rangle\rangle$

Exemples :

(16) *croire* $\rightsquigarrow \lambda\varphi\lambda x\, \mathbf{croire}(x, \varphi)$
$[\![\mathbf{croire}(x, \varphi)]\!]^{\mathcal{M},w,g} = 1$ ssi les croyances qu'a $[\![x]\!]^{\mathcal{M},w,g}$ dans w impliquent φ;

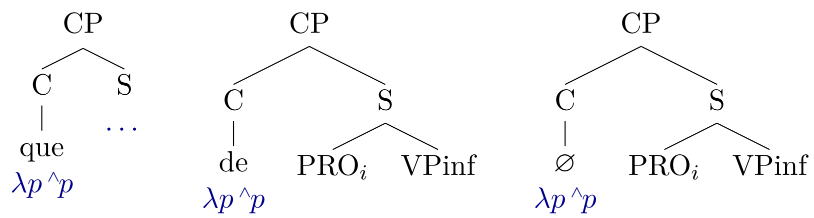
(17) *vouloir* $\rightsquigarrow \lambda\varphi\lambda x\, \mathbf{vouloir}(x, \varphi)$
$[\![\mathbf{vouloir}(x, \varphi)]\!]^{\mathcal{M},w,g} = 1$ ssi l'ensemble de tous les mondes w' compatibles avec les désirs de

$[\![x]\!]^{\mathcal{M},w,g}$ dans w est inclus dans $[\![\varphi]\!]^{\mathcal{M},w,g}$;
autrement dit : dans w, $[\![x]\!]^{\mathcal{M},w,g}$ souhaite que φ devienne vraie (dans (le futur de) w).

Les complémenteurs « fabriquent » des propositions en ajoutant ^ devant une formule (i.e. une phrase).

Ils sont de type $\langle \mathrm{t}, \langle \mathrm{s}, \mathrm{t} \rangle \rangle$ et se traduisent par $\lambda p\, {}^\wedge p$ (avec p de type t).

(18)



L'interprétation de dicto d'un DP s'obtient sans montée de ce DP.

(19) Œdipe voulait épouser sa mère
$\mathbf{vouloir}(\text{œ}, {}^\wedge\mathbf{\acute{e}p}(\text{œ}, \iota z\, \mathbf{m\grave{e}re}(z, \text{œ})))$

Détail :

— $[\![\mathbf{\acute{e}p}(\text{œ}, \iota z\, \mathbf{m\grave{e}re}(z, \text{œ}))]\!]^{\mathcal{M},w',g} = 1$ ssi celle qui est la mère d'Œ. dans w' épouse Œ. dans w'.

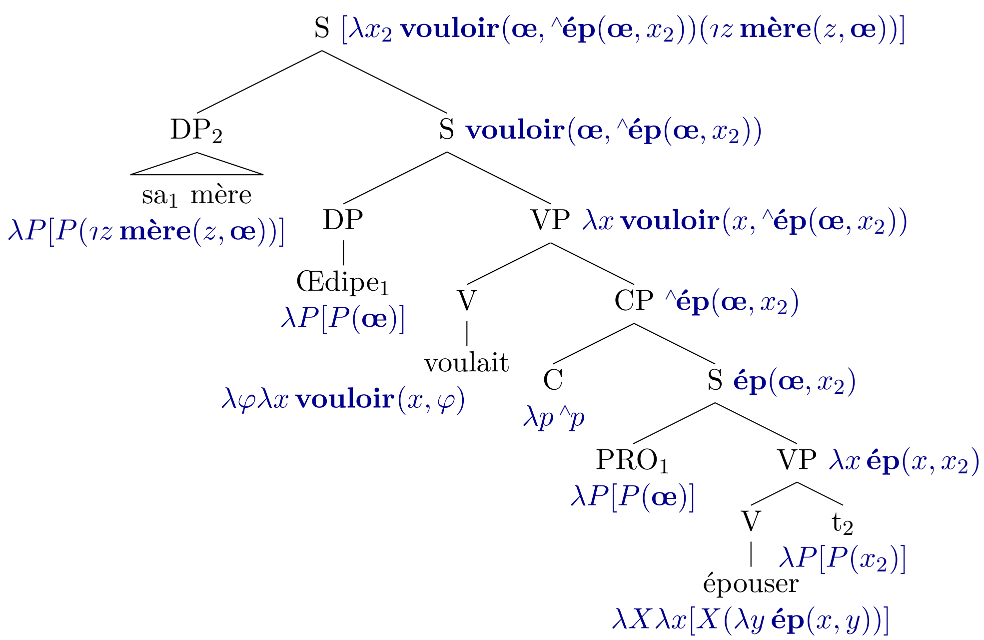
— $[\![{}^\wedge\mathbf{\acute{e}p}(\text{œ}, \iota z\, \mathbf{m\grave{e}re}(z, \text{œ}))]\!]^{\mathcal{M},w,g}$ = l'ensemble de tous les mondes w' où celle qui est la mère d'Œ. dans w' épouse Œ[2].

— $[\![\mathbf{vouloir}(\text{œ}, {}^\wedge\mathbf{\acute{e}p}(\text{œ}, \iota z\, \mathbf{m\grave{e}re}(z, \text{œ})))]\!]^{\mathcal{M},w,g} = 1$ ssi dans w Œ. souhaite que w appartienne à l'ensemble de tous les mondes w' où celle qui est la mère d'Œ. dans w' épouse Œ.

En (19), $\iota z\, \mathbf{m\grave{e}re}(z, \text{œ})$ est interprété par rapport à n'importe quel monde w', à cause de ^.

L'interprétation de re d'un DP s'obtient en interprétant ce DP en dehors de la complétive :

(20) Œdipe voulait épouser sa mère
$[\lambda x_2\, \mathbf{vouloir}(\text{œ}, {}^\wedge\mathbf{\acute{e}p}(\text{œ}, x_2))(\iota z\, \mathbf{m\grave{e}re}(z, \text{œ}))]$



2. car par définition, c'est l'ensemble de tous les mondes w' tels que $[\![\mathbf{\acute{e}p}(\text{œ}, \iota z\, \mathbf{m\grave{e}re}(z, \text{œ}))]\!]^{\mathcal{M},w',g} = 1$

Théorème 1 (Contrainte sur la β-réduction)
Il est interdit de faire la β-réduction de $[\lambda v \alpha(\beta)]$ si dans α, v se trouve dans la portée d'un opérateur intensionnel comme $^\wedge$, $\square$ ou $\diamond$.

Détail :

— $[\![\mathbf{ép}(\mathbf{œ}, x_2)]\!]^{\mathcal{M},w,g} = 1$ ssi Œ. épouse $g(x_2)$ dans w.
— $[\![{}^\wedge\mathbf{ép}(\mathbf{œ}, x_2)]\!]^{\mathcal{M},w,g} =$ l'ensemble de tous les mondes w' où Œ. épouse $g(x_2)$.
— $[\![\mathbf{vouloir}(\mathbf{œ}, {}^\wedge\mathbf{ép}(\mathbf{œ}, x_2))]\!]^{\mathcal{M},w,g} = 1$ ssi dans w Œ. souhaite que w appartienne à l'ensemble de tous les mondes mondes w' où Œ. épouse $g(x_2)$.
— $[\![\lambda x_2\, \mathbf{vouloir}(\mathbf{œ}, {}^\wedge\mathbf{ép}(\mathbf{œ}, x_2))]\!]^{\mathcal{M},w,g} =$ l'ensemble de tous les individus qu'Œ. souhaite épouser dans w.
— $[\![\imath z\, \mathbf{mère}(z, \mathbf{œ})]\!]^{\mathcal{M},w,g} =$ celle qui est la mère d'Œ. dans w.
— $[\![[\lambda x_2\, \mathbf{vouloir}(\mathbf{œ}, {}^\wedge\mathbf{ép}(\mathbf{œ}, x_2))(\imath z\, \mathbf{mère}(z, \mathbf{œ}))]]\!]^{\mathcal{M},w,g} = 1$ ssi Œ. souhaite épouser dans w celle qui est la mère d'Œ. dans w.

Annexe

Le théorème 1 ci-dessus complète le théorème suivant pour « réglementer » la β-réduction :

Théorème 2 (Contrainte sur la β-réduction)
Soit $[\alpha(\gamma)]$ une application fonctionnelle. Une variable libre dans γ ne doit pas se retrouver liée dans α après β-réduction.

Par exemple, nous n'avons pas le droit d'effectuer la β-réduction de $[\lambda y \exists x\, \mathbf{regarder}(x, y)(x)]$. Mais heureusement, $\lambda y \exists x\, \mathbf{regarder}(x, y)$ est équivalent à $\lambda y \exists z\, \mathbf{regarder}(z, y)$. Et nous avons le droit de β-réduire $[\lambda y \exists z\, \mathbf{regarder}(z, y)(x)]$ en $\exists z\, \mathbf{regarder}(z, x)$.